

This Page Is Inserted by IFW Operations
and is not a part of the Official Record

BEST AVAILABLE IMAGES

Defective images within this document are accurate representations of the original documents submitted by the applicant.

Defects in the images may include (but are not limited to):

- BLACK BORDERS
- TEXT CUT OFF AT TOP, BOTTOM OR SIDES
- FADED TEXT
- ILLEGIBLE TEXT
- SKEWED/SLANTED IMAGES
- COLORED PHOTOS
- BLACK OR VERY BLACK AND WHITE DARK PHOTOS
- GRAY SCALE DOCUMENTS

IMAGES ARE BEST AVAILABLE COPY.

**As rescanning documents *will not* correct images,
please do not report the images to the
Image Problems Mailbox.**

PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 07-170274

(43)Date of publication of application : 04.07.1995

(51)Int.Cl. H04L 12/28
H04Q 3/00

(21)Application number : 06-163510

(71)Applicant : NEC CORP

(22)Date of filing : 15.07.1994

(72)Inventor : RAJIFU DAI

GOPARAKURISHIYUNAN

RAMAMAASHII

DEIPANKAA RAICHIYAUJIYURII

(30)Priority

Priority number : 93 167337

Priority date : 15.12.1993

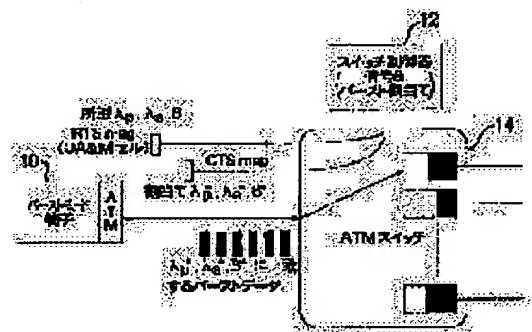
Priority country : US

(54) ATM TRAFFIC CONTROL METHOD AND ATM TRAFFIC CONTROLLER

(57)Abstract:

PURPOSE: To hold a desired service quality (QOS) level over an expected service range in the network of an ATM base.

CONSTITUTION: An asynchronous transfer mode(ATM) traffic control frame work is based on an integration use parameter control (UPC) approach and the approach coincides with a newly rising ATM forum and a CCITT standard. Further, for the call and burst permission control of a CPU base for supplying the desired QOS over the period of network overloading by the traffic shaping of a source stream and the call/burst permission control, double leaky buckets are utilized.



LEGAL STATUS

[Date of request for examination] 15.07.1994

[Date of sending the examiner's decision of rejection] 30.09.1997

[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]

[Date of final disposal for application]

[Patent number]

[Date of registration]

[Number of appeal against examiner's decision of rejection]

(19) 日本国特許庁 (J P)

(12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号

特開平7-170274

(43) 公開日 平成7年(1995)7月4日

(51) Int. CL ⁴	識別記号	庁内整理番号	F I	技術表示箇所
H 0 4 L 12/28				
H 0 4 Q 3/00		8732-5K	H 0 4 L 11/ 20	G

審査請求 有 請求項の数 11 O L (全 16 頁)

(21) 出願番号 特願平6-163510
 (22) 出願日 平成6年(1994)7月16日
 (31) 優先権主張番号 08/167337
 (32) 優先日 1993年12月16日
 (33) 優先権主張国 米国 (US)

(71) 出願人 000004237
 日本電気株式会社
 東京都港区芝五丁目7番1号
 (72) 発明者 ラジフ ダイ
 アメリカ合衆国 08561 ニュージャージー
 州 プリンストン ジャンクショ ン パ
 ーナード プレイス 4
 (72) 発明者 ゴバラクリシュナン ラママーシー
 アメリカ合衆国 08512 ニュージャージー
 州 クランベリー レミントン サーク
 ル 2
 (74) 代理人 弁理士 京本 直樹 (外2名)

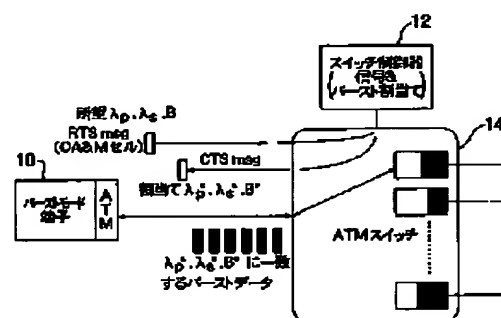
最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 ATMトラヒック制御方法およびATMトラヒック制御器

(57) 【要約】

【目的】 ATMベースのネットワークにおける予想されたサービス範囲にわたって、所望のサービス品質 (QOS) レベルを保持する。

【構成】 非同期転送モード (ATM) トラヒック制御フレームワークは、統合使用パラメータ制御 (UPC) アプローチに基づいており、このアプローチは、新しく台頭するATMフォーラムおよびCCITT基準にも一致する。さらに、呼/バースト許可制御およびソースストリームのトラヒックシェイピングによるネットワーク過負荷の期間にわたって所望のQOSを与えるUPCベースの呼およびバースト許可制御は、二重リーキーバケットを利用している。



(2)

特開平7-170274

1

2

【特許請求の範囲】

【請求項1】パラメータピーク速度（ λ ）、最低保証レート（ λ_s ）およびコンプライアントバーストサイズ（ B_c ）に換算して、伝送バーストケットを定義するステップと、

伝送バーストケットの許可を制御し、それによって、バケットが許可されない場合には、バケットが許可されるようにパラメータが変えられるステップとから成ることを特徴とする非同期転送モード（ATM）トラヒック制御方法。

【請求項2】前記パラメータは、前記許可を制御する段階からのパラメータにตอบสนองして変化することを特徴とする請求項1記載のATMトラヒック制御方法。

【請求項3】前記パラメータは、バースト割当てに基づいて変化することを特徴とする請求項2記載のATMトラヒック制御方法。

【請求項4】前記伝送バーストケットを定義するステップに、バケットをシェイピングするステップが含まれることを特徴とする請求項1記載のATMトラヒック制御方法。

【請求項5】ピーク速度（ λ ）、最低保証レート（ λ_s ）およびコンプライアントバーストサイズ（ B_c ）のパラメータを有するバーストデータを伝送するバーストモード端子と、

前記バーストデータを受信し、かつ前記データをネットワークに入れることを許可するかどうかを判定するスイッチ制御手段とを備え、

前記スイッチ制御手段が前記データを許可しない場合、*

$$\frac{\sum_{k=0}^{\infty} (k - 2L) + P(k|j)}{\sum_{k=0}^{\infty} k P(k|j)} < \epsilon$$

である場合、受信データがネットワークに入ることを許可するステップとから成り、 $P(k|j)$ は、 j のセルが許可される場合に、タイムスロットの間に k のセルが到着する確率であり、 ϵ は目標値であり、 R は伝送の平均速度であり、そして $0 < \alpha \leq 1$ であることを特徴とするバッファを含みリンク容量 C を有するネットワークに呼が入ることを許可する方法。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【産業上の利用分野】本発明は、統合使用パラメータ制御（UPC）アプローチに基づいた非同期転送モード（ATM）トラヒック制御フレームワークに関し、特に、UPCアプローチは、予想されたサービス範囲にわたって、およびネットワーク過負荷の期間中の両方のサービス品質（QOS）レベルの結果に対して一様な、かつスケールできる解を与える。

* 前記バーストモード端子は、ピーク速度（ λ ）、最低保証レート（ λ_s ）およびコンプライアントバーストサイズ（ B_c ）の改訂パラメータを有するバーストデータを伝送することを特徴とする非同期転送モード（ATM）トラヒック制御器。

【請求項6】前記スイッチ制御手段は、改訂パラメータを前記バーストモード端子に伝送して、前記バーストモード端子に、改訂パラメータを有するバーストデータを伝送させることを特徴とする請求項5記載のATMトラヒック制御器。

【請求項7】前記スイッチ制御手段が前記データを許可する場合、前記バーストデータをネットワークに結合するATMスイッチ手段を備えていることを特徴とする請求項6記載のATMトラヒック制御器。

【請求項8】所望のサービス品質を保持するために、前記データのクラスに従ってバーストデータが入ることを許可されるネットワークを備えていることを特徴とする請求項7記載のATMトラヒック制御器。

【請求項9】前記スイッチ制御手段が前記データを許可する場合、前記バーストデータをネットワークに結合するATMスイッチ手段を備えていることを特徴とする請求項5記載のATMトラヒック制御器。

【請求項10】所望のサービス品質を保持するために、前記データのクラスに従ってバーストデータが入ることを許可されるネットワークを備えていることを特徴とする請求項9記載のATMトラヒック制御器。

【請求項11】データを受信するステップと、

【数1】

$$\sum_{i=1}^j R^i < \alpha C$$

【0002】

【従来の技術】従来の広帯域ネットワークは、新規帯域幅集中利用を支えることが必要になるであろうが、それらは例えば、完全動画ビデオ、テレコンファレンス、対話型マルチメディア、医用画像化、科学的視覚化、分散計算、分布シミュレーション、クライアントサーバトラヒック等である。これらのアプリケーションは、それらがネットワークから受けるサービス品質に関して様々な要件を提起するだろう。現在、非同期転送モード（ATM）技術は、広域およびローカルエリアシナリオの両者において、台頭する高速ネットワークのための主要スイッチングおよび移送技術と見られている。

【0003】

【発明が解決しようとする課題】ATMは、統合感度で、ある多速度サービスの範囲を支持する能力を提供するが、動的かつ非均質的トラヒック環境において、サ

(3)

特開平7-170274

3

ービスの品質を保持するための技術的アプローチは、一層開発され、かつ標準化される必要がある。

【0004】十分な帯域幅を約束しているにもかかわらず、適切な動的トラヒック制御がネットワークによって行われないと、ATMは、多くのQOSの敏感なサービスを納得のゆくまで支えることはできない。ATMネットワーク化の基本的な哲学は、伝送速度およびポート数で容易にスケールする簡単なスイッチングノードによる高速汎用セル移送である。これらのノードにおけるセルレベル制御は、一般に、複雑な高速処理を回避するに
10 は、全く小さすぎる。アプリケーション専用交換ノードアーキテクチャは、望ましいとも、または必要であるとも考えられない。各ATM交換ノードにおける強いセルレベル制御が欠けているので、ATMベーススイッチが限定量のバッファリングを持つ（技術的ならびにスケールリング制約のために）という事態と結合されて、ネットワーク内にトラヒックホットスポットおよび他の輻輳関連問題を生じる結果となる。さらに、移送のセルベース特性の結果、セル損失とその結果のデータ再伝送による過負荷のために、サーバ性能が劣化する。

【0005】広帯域ネットワークで予想されるアプリケーションには、現在のアプリケーションのそれとは非常に異なるトラヒック特性がある。これらのアプリケーションの多くは、ネットワークを横断する多量のデータの高速運動を必要とし、それによってATMスイッチのバッファを圧倒することができて、セル損に帰着する。なお、移送のセルベース特性によって、セル損とその結果のデータ再伝送による過負荷のために、サーバ性能の劣化に帰着する。ネットワーク内により多くのメモリを備えることによって、一時的に、問題を軽減することもできるが、それはスケールできる解には達しない。例えば、図1は、ATMマルチプレクサ（リンクレベル制御の無い）の性能を示し、それは16FDDIルータからのトラヒックを多量化する。各ルータは、ATMマルチプレクサに対して100Mビット/秒のアクセス速度を有し、そしてFDDIパケットは、4Kバイトの平均サイズである。60%の低い利用率で200セルのバッファサイズであっても、フレームの損失率は約 1.0×10^{-3} であり、これは、多くのデータアプリケーションにとっては受入れられないであろう。1000セルの大型
40 バッファサイズでは、フレーム損失率は約 1.0×10^{-3} である。従って、追加バッファによっても問題を軽減していない。ネットワークを横断するデータの動きを制御することが、高処理能力と低損失を保証するための基本である。

【0006】

【課題を解決するための手段】本発明は、予想サービス範囲にわたって、特定QOSレベルを保持するような、ATMのためのトラヒック制御フレームワークに関する。このフレームワークによって重要なのは、アプリケ
50

4

ーションを、そのQOS要件およびそのトラヒックの統計的特徴に基づいた特定トラヒッククラスにマッピングする分類計画である。各トラヒッククラスには、最小QOS保証が付随している。提案されたトラヒック制御フレームワークの主要目的は、短期および長期の、ネットワーク過負荷期間中、所望のQOSが確実に保証されることである。フレームワークは、ネットワーク輻輳を避けるために（UPCベースのトラヒック成形を介して）ソースを制御し、一方、なお低損失/高利用率領域において、ネットワークを操作しようという予防の哲学に基づいている。UPCベース制御は、最小の制御機能セットに依存して、広範囲のトラヒックタイプを処理する。さらに、同じトラヒックパラメータセットを利用して、全クラスのトラヒック特徴を記述する。特に、発明のこの局面は、UPCパラメータに基づいたセルベースの許可制御政策を利用している。しかし、時折、短期トラヒック過負荷が発生する場合に、フレームワークは、ネットワークを保護するために反応制御によってバックされる。この提案されたトラヒック制御フレームワークは、
20 LAN, MAN, WAN, 私設および公衆ネットワークにわたって、一様に働くことができる。距離、トラヒック量およびトラヒックタイプによってスケールするように、制御が考案されている。

【0007】このフレームワークの主要な特徴は、最小の制御機能セットに依存して、広範囲のトラヒックタイプを処理することである。さらに、同じトラヒックパラメータセットを利用して、全クラスのトラヒック特徴を記述する。

【0008】このフレームワークの別の重要な特徴は、それがCCITTおよびATMフォーラムによってすでに標準化されている制御用のパラメータのみを利用し、ユーザからそれ以上の統計情報を必要としないことである。

【0009】本発明は、1つのみの可能なアプローチに閉じ、そして当業者には明らかなように、無制御から仮想回線（VC）あたり制御までわたる多くの代替アプローチが、現在、基盤フォーラムにおいて検討中である。各UNI（ユーザネットワークインタフェース）におけるトラヒック成形は、若干のLANあるいは私設WANシナリオでは、高価すぎると考えることができ、
40 そのために、大型バッファあるいは後方誤り輻輳通知（BECN）表示を利用して、リンクバイリンクバックプレッシャのようなメカニズムに依存することを選択することもできる。しかし、このアプローチ（またはその変化例）は、私設ATMネットワークを公衆ATM/B-ISDNにインタフェースすることの結果をアドレスすることが必要になり、その場合、トラヒック成形およびQOS保証は、必須になるであろうと期待されている。

【0010】発明のこれ以上の特徴は、添付の図面と連

(4)

特開平7-170274

5

絡して下記の説明を読むことで、一層明らかになるであろう。

【0011】

【実施例】ATMネットワークは、提案されたトラヒックの特徴についての理にかなった説明がなされた場合にのみ、提案されたサービスの品質についての保証を与えることができるであろう。従って、提案されたトラヒックの特徴を記述するトラヒック記述子、および宣言されたトラヒックパラメータとの規格合致を保証する規制メカニズムが基本的である。トラヒック分類によってQOS管理のタスクを単純化する。それはまた、必要なアプリケーションに基づいて、種々のレベルの性能の保証を与える役にも立っている。ソースの特徴およびその必要QOSが一旦分かれば、ネットワークは、そのネットワークのサービスを利用したいという新規要請に対して、サービスを受け付けるか、または拒否するために、適切な許可制御政策を利用することができる。

【0012】考慮中のフレームワークにおいて、トラヒック分類は、提案された負荷の特徴およびQOS要件に基づく。このフレームワークは、クラスごとベースのトラヒック管理の方が連結ごとまたは仮想チャネルごとベースのトラヒック管理より実面的である、という想定に基づいている。サービス提供者は、1組のMクラスのサービスを定義すると考えられる。各クラスのサービスは、そのトラヒック特徴およびネットワークからのQOS要件が同じであるような1組の特定アプリケーションに向けられている。トラヒックパラメータベクトル

【0013】

【数2】

$$\bar{\alpha}_m = (\alpha_{m1}, \alpha_{m2}, \dots)$$

【0014】およびQOSベクトル

【0015】

【数3】

$$\bar{\beta}_m = (\beta_{m1}, \beta_{m2}, \dots)$$

【0016】は、各クラスm (m=1, 2, ..., M) に関連している。トラヒックパラメータは、所定のサービスクラスを予約するソースのトラヒック特徴を表す。トラヒックパラメータベクトルの要素は、ピーク速度、バーストサイズ等のような量であろう。都合のよいことに、トラヒックパラメータベクトルは、ATMフォーラムによって定義されたトラヒックシェイピングベクトルと同じものであると想定される。これは二重リーキーパケットフィルタに基づいている。QOSベクトルは、特定サービスに提供された保証を表す。これらの保証は統計的であり、そして個々の接続ベースではなく、クラスベースで提供される。QOSベクトルの要素は、セル損失、遅延等のようなネットワーク関連性能測定である。そのようなサービスクラスの数、顧客の予測で

6

きる全要求を網羅するには十分であるが、問題を簡単に、かつ管理できるように保つには不十分である。各サービスクラスの提供に関連して、サービスの定性的記述、それが処理し得るアプリケーションの範囲、ソース特徴およびそれを選択する方法を記述するパラメータ、および所定クラスに対してパラメータがとり得る最大値（すなわち、

【0017】

【数4】

$$\bar{\alpha}_m^{\max} = \alpha_{m1}^{\max}, \alpha_{m2}^{\max}, \dots$$

【0018】）がある。

【0019】所定のアプリケーションに対する特定トラヒッククラスの選択は、アプリケーションプログラミングインタフェース（API）を利用して行われる。サービスクラスが、一旦、ソースによって選択されると、ネットワークは、宣言トラヒックパラメータ（宣言されたものがあれば）に対してソースを監視するか、あるいは選択されたサービスの最大またはデフォルトパラメータ値を監視し（パラメータが宣言されていない）、そして、この制約を超えるソースに適切な動作をする。ソースパラメータが最大またはデフォルト値内である間は、所望のサービス品質は保証される（実際に、それは良くはなるが、決して悪くはならない）。ユーザが不適切クラスのサービスを選択すると、劣化レベルの性能になり、その点でユーザは、代わりの選択をすることになる。このアプローチの主要利点は、ユーザがそのソースを正確に特色づけるという重荷から救済されることである。ネットワーク供給者にとって、この結果は、一層処理しやすい問題である。さらに、整理すると、スケジューリングおよび資源割振り政策は、各クラスに合わせて調整でき、それによって必要QOSを保持しながら、ネットワーク効率を改善することができる。

【0020】予測トラヒック特徴および将来アプリケーションによってネットワークから期待された性能に基づいて、ATMに対する5つの汎用サービスクラスが考えられる。これらのトラヒッククラスの各々は、ある範囲のトラヒックパラメータを処理するよう設計されているが、それらは、所定クラスを予約する全トラヒックに共通な統計的ベースに基づいて、性能保証を与えている。このアプローチは、ネットワークの観点からみると、トラヒックを、より予測可能にする。一旦、トラヒックが予測可能になると（トラヒックを成形することに関し、適切な制約を課し、かつそれらの許可を調整することによって）、スケジューリングメカニズムおよび資源管理戦略を考案することが可能になり、それによって全サービスクラスにとって所望のQOSはかなえられ、一方、ネットワーク資源は有効に利用されることを保証する。表1は、5トラヒッククラスならびに代表的アプリケーション、およびそれらのQOS要件を表にしてあ

(5)

特開平7-170274

7

8

る。クラス1とクラス2は、音声および映像アプリケーションのような実時間要件を持つサービスを支持することができる接続型サービスである。クラス3から5までは、実時間トラヒック（クラス1と2）と同じ制約を持たないデータアプリケーションを支持しようとする。最*

*後の3クラスは、接続型ならびに非接続型サービスの両者を支持することができる。

【0021】

【表1】

トラヒック クラス	トラヒック タイプ	アプリケーション	QOS 要件
クラス1	CBR 接続型 (CO)	音声、映像、...	等時性 低セル損失 低遅延 低遅延ジッタ
クラス2	VAR 接続型	映像、マルチメディア	低遅延 低遅延ジッタ 適度なセル損失 統計的 Max
クラス3	統計的 データ トラヒック 非接続型 (CL)	対話型データ クライアントサーバ APP. ベストエフォートサービス	低セル損失 適度な待ち時間
クラス4	低待ち時間 CL	分散計算 分散シミュレーション 遠隔ペーシング	低損失 低待ち時間 高処理能力
クラス5	バルクデータ CO/CL	ファイル伝送 画像検索	高処理能力 低損失 適度な待ち時間

【0022】制御フレームワークもまた、制御された享
象の時定数に基づいて階層的に配置された1組の時間制
御に基づいている。これらは、呼レベル制御、バースト
レベル制御およびセルレベル制御として分類することが
できる。呼レベルおよびバーストレベルにおける制御
は、新規呼あるいは新規バーストの許可を制御する。そ
れらの制御パラメータは、公衆ユーザネットワークイン
タフェース (UNI) における実現のためのATMフォ
ーラムによって推奨された二重漏れバケットパラメータ
に基づいている。それらの主な機能は、トラヒックを成
形し、そして宣言されたUPCパラメータとの一致をチ
ェックして、必要QOS要件がネットワークによって確
実に満たされるようにすることである。この制御は、低
待ち時間および高利用率を保証する高速資源割当てプロ
トコル (FRP) に基づいている。

【0023】セルレベル制御に含まれるのは、スイ
ッチ間の集合バックプレッシャ制御 (クラスごとのベース
で)、ATMヘッダにおけるFECN (前方誤り幅横通
知) ビットに基づいた仮想チャネル (VC) ごとの制
御、クラスベースのスケジューリング、各スイッチでの
バッファおよび帯域幅管理政策、あるいは対話を最小に
するためのトラヒッククラス間防火壁 (ファイアウォ
ール) である。このことは、帯域幅は、トラヒックの種々
のクラス間で動的に分割されていると考えられる。ま
た、種々のトラヒッククラス間のセルレベルでのある形
式の帯域幅非同期時分割を利用することができて、各ク
ラスのQOSが保証され、かつ資源利用率が高く保持さ

れることを保証している。QOS保証は、個々の接続ベ
ースではなく、クラスベースで与えられる。

【0024】本発明は主として、UNIにおけるUPC
機能 (および、CPEにおける補シェイピング機能) の
利用に関し、下記の機能を実行する。

1. あるトラヒッククラスに対する資源割当ておよび保
証されたQOSに基づいた呼許可制御 (CAC) 政策。
2. バーストごとベースでバーストを受入れ、あるいは
拒否し、そして一定クラスのトラヒックに対する所定Q
OCを保証するような高速バーストアクセス制御 (BA
C)。
3. 標準二重リーキーバケット実現への簡単な拡張を利
用することによって、仮想チャネル (VC) 接続の状態
に基づいたネットワーク資源の割当ておよび減割当て。
これによってネットワークにおいて良好な統計的多量化
利得を生ずる。

【0025】使用パラメータ制御機能 (UPC) は、公
衆ネットワークインタフェースにおいて実現されて、Q
OSを保証する。そのような機能は、ユーザネットワ
ークインタフェース (UNI) においてもまた実現される
であろうと考えられる。UNIにおいてこの機能を追加
することで、インタフェースの複雑性が著しく増加する
ことはない。例えば、「ATMネットワーク用制御アー
キテクチャ」と題する米国特許出願第08/097, 6
83号明細書の中で、本書にも引用して組入れられてい
るが、記述されている実現計画は、バーストアクセス制
御を起動し、そして資源の減割当てを行うために、極端

(6)

特開平7-170274

9

二重リーキーバケット実現に1つの特別カウンタを追加することを含んでいる。RAMベース実現において、これは、特別の状態情報フィールドを、VCあたりのRAMの幅(8-16ビット)に追加することに変換されている。ホストマシンが直接B-ISDN接続性能を必要とするどんな場合でも、UPC機能はUNIにおいて実現されなければならない。

【0026】UPC機能に替づく本制御戦略によって、自然呼許可制御(CAC)ならびにバースト許可制御(BAC)政策に帰着する。さらに、このUPCベースの制御戦略は、音声および可変ビット伝送速度映像とデータのような接続型トラヒックならびに非接続型トラヒックの両者のための共通制御フレームワークを提供する。制御によって、セル損失に統計的保証を与えることができるし、あるいは制御パラメータを適切に選択することによって、低セル損失を任意に保証することさえできる。

【0027】二重リーキーバケットは、3パラメータ、すなわちピーク速度 λ_p 、最低保証レート λ_g 、およびコンプライアントバーストサイズ B_c によって定義される。ソースがこれらのパラメータを一旦、宣言すると、UNIにおけるUPC機能の二重リーキーバケット実現は、ソースがピーク速度 λ_p で B_c セルだけを伝送する、ということを保証する。図2(a)および図2

(b)に示されるように、バーストサイズがコンプライアントバーストサイズ B_c より大きい場合には、最初の B_c セルは、ピーク速度 λ_p で伝送される。バーストの残りのセルは、多くてもピーク速度と等しくなり得る最低保証レート λ_g で伝送されるだけである。従って、一旦、UPC機能の3パラメータが分かると、スイッチは、提案トラヒックに対して、最悪例トラヒックプロファイルを決断することができる。この最悪例トラヒックプロファイルに基づいて、スイッチは、呼を受けける、呼を拒否する、あるいは宣言されたUPCパラメータを適切に修正してから呼を受けける、のいずれかに決定することができる。

【0028】図3は、ATMネットワークにおけるUPCベースのバーストレベル制御の略図である。例えば、N呼/バーストが進行中であるようなリンクを考えてみる。呼 i ($i=1, 2, \dots, N$)は、UPCパラメータ λ_i 、 λ_g 、および B_{ci} を持っている。Lを、リンク容量Cを有するスイッチポートにおけるバッファの数とする。UPCパラメータ λ_i 、 λ_g 、および B_{ci} を有する、新規呼あるいはバースト(すでに確立されている呼から)の許可を求める要求(送信要求(RTS)メッセージ)を受信すると、この呼が許可される場合、呼ごとのベースでの新規セル損失率 $P_{i,loss}$ を決定することができる。現存の呼に対するQOSが妥協されるであろうとの理由から、新規呼あるいはバーストが許可され得ない場合、CTS(送信可)メッセージ信

10

号によって与えられる新規UPCパラメータセット λ_i 、 λ_g 、および B_{ci} を計算することができて、それによって新規呼あるいはバーストが許可される。順次伝送されるバーストデータは、新規UPCパラメータセット λ_i 、 λ_g 、および B_{ci} に順応し、そしてバーストデータは許可される。従って、UPCパラメータを利用することによって、呼レベルにおける新規呼およびバーストレベルにおける新規バーストの制御された許可によって、セル損失を制御することができる。

【0029】図3では、バーストモード端子10は、スイッチ制御器12に、送信しようとするバーストデータパケットに関するパラメータピーク速度 λ_p 、支持速度 λ_g 、およびコンプライアントバーストサイズ B_c を含むRTS(送信要求)メッセージを与える。スイッチ制御器12は、ネットワーク(図示されていない)がデータを処理できるかどうかを判定する。ネットワークがデータを処理できる場合、バーストデータは、ATMスイッチ14を介してネットワークに接続される。ネットワークが提案されているパラメータを有するデータを処理することができない場合、スイッチ制御器12は、CTS(送信可)信号を改訂パラメータ λ_p 、 λ_g 、および B_{ci} を含むバーストモード端子に送信するが、バーストデータパケットがこれらの改訂パラメータに合致する場合、データは、ATMスイッチ14を介してネットワークに入ることと許可される。次のバーストデータは、改訂パラメータに合致するバーストモード端子10から伝送される。

【0030】以下で述べるように、スイッチ制御器12は、トラヒックのクラス、保証されたQOSおよびネットワークの現存トラヒックを、改訂パラメータを判定する際に考慮する。あるいはまた、バーストモード端子は、RTSメッセージ無しでも、バーストデータを送信することができるが、この場合、スイッチ制御器は、バーストデータが許可されるか、あるいはパラメータが変化しなければならないかを判定しなければならない。

【0031】上述の、バーストデータのパラメータ値を変えるという新術方法の変化例では、データがスイッチ制御器によって許可されない場合、スイッチ制御器からの改訂パラメータを受信せずに、バーストモード端子が新規パラメータ値を選択することができる。そのような構成は、可能ではあるが望ましくはない。その理由は、改訂パラメータが備えられている状況と異なり、バーストモード端子によって選択された新規パラメータによってデータが許可されるという確実性は無く、従って、さらにデータがネットワークへ入ることの許可を遅らせることになるからである。

【0032】バーストモード端子によって利用される場合、確実にデータがネットワークに入る許可を与えられるような改訂パラメータ値をスイッチ制御器が与えるような「折衷」であれば、それがバーストデータパラメー

(7)

特開平7-170274

11

タを調整する最も適切な方法を与えている。

【0033】上述のように、トラヒッククラスに基づいた呼レベルならびにバーストレベルで、制御を実現することができる。制御がバーストレベルで実行される場合、ソースあるいはVCが不動作になると、資源は減割当てされる。ソースが再び活動状態になる場合、資源は高速予約プロトコル(FRP)によって回復する。

【0034】提案されたフレームワークは、すべての5トラヒッククラスに対して、同じUPCパラメータを使用している。しかし、制御パラメータを適切に選択することによって、制御を使用可能にしたり、使用不可能にしたりすることができる。これによって、全トラヒッククラスに対して、単一定性的制御メカニズムのみに関連すればよいので、実現を簡単に行っている。この制御には、タイムアウトパラメータT、を有するタイムアウト機能が関連しており、それを利用してソースあるいはVCの不動作性を検出するので、それらVCに割当てられた資源は、VCがアイドルになる場合には、減割当てされる。

【0035】1. クラス1トラヒック：等時性またはCBRトラヒック

このクラスは、そのQOS要件が低遅延、低遅延ジッタおよび低セル損失を含む等時性トラヒックから成っている。このトラヒッククラスに対して、 $\lambda_p = \lambda_s$ 、 $B_c = 1$ およびタイムアウトパラメータT、 $= \infty$ とセットした。すなわち、クラス1のVCは、 λ_p の決定的セル到着率を有する、1の長さのバーストを発生するとして処理される。従って、バーストレベル制御は決して呼出されない。この場合、呼許可制御によってそのピーク速度、およびこのトラヒッククラスに使用可能な帯域幅に基づいた呼を許可する。しかし、バーストレベルで利用されたそれと同じ資源割当て計画が、ここでも利用されている。

【0036】2. クラス2トラヒック：ストリーム型VBRトラヒック

このクラスは、低遅延、低遅延ジッタのQOS要件を持っているが、過度のセル損失を許容することができる。クラス2トラヒックは、一般にバースト状であり、従って、ある程度の統計的多重化になじみ易い。このクラスのQOS要件を1組のUPCパラメータにマッピングすることへの若干のアプローチが可能である。1アプローチは、パラメータをCBRソースに関してセットする($\lambda_p = \lambda_s$)ことであるが、呼許可制御レベルで適切な統計的多重化規則がある。第2の選択は、期待されるアプリケーションのピーク速度、最低保証レートおよびバースト持続時間に対応するすべての3パラメータを利用し、次いで、これらのパラメータをT、秒ごとに適応して変化させることである。そのような変化は、それぞれ、局所および大域条件に依存して、端子によって、またはスイッチによって起動することができる。例えば、

12

VBR MPEG映像を考えてみると、第1動作モードには、単に、コーデックバッファ性能に依存して、ピクチャまたはピクチャグループ(GOP)あたりのピークビット伝送速度の選択が含まれている。第2モードでは、ピーク速度を1フレームに対して期待されたそれに、最低保証レートをGOPのそれに等しく、そしてT、をGOP間隔に等しく設定することによって、より高い統計的多重化効率が達成され得るであろう。この場合、スイッチ制御器は、種々のそのようなVBRソースからのトラヒックを監視し、そして非定常的動作による時折の大域的輻輳を考慮に入れて、GOPごとにパラメータを適宜、設定することができようであろう。このメカニズムはまた、多重映像ソースのためのバーストギャップ化を支援し、従って、より平滑なトラヒックフローをネットワーク内に与えることができるであろう。

【0037】3. クラス3トラヒック：統計的データトラヒック

このクラスは、低から過度のセル損失、低待ち時間の、しかし厳しい遅延制約のないQOS要件を持っている。そのようなトラヒックストリームは、低いピーク速度/リンク速度比を持ったバースト状であり、従って、統計的多重化に対して非常になじみ易い。通常の対話型/ランザクションデータは、このトラヒッククラスに含まれる。このトラヒッククラスはまた、接続型あるいは非接続型最善努力サービスのいずれかを、最大セル損失において一定限度が保証され得るという差異はあるが、提供するのに利用することができる。このトラヒッククラスは、統計ベースでVCを多重化しようとしており、適度なセル損失のリスクはあるが、高利用率および低待ち時間を提供する。統計的多重化における妥当な利得を実現するために、多数のストリームは多重化されており、個々のソース強度は、このクラスに割当てられた全容量の小部分であることを保証する必要がある。統計的多重化のための条件が満たされることを保証するために、このクラスはデフォルトUPCパラメータセットを持ち、それらは統計的多重化の成功を保証するように選択されている、と想定されている。VCがこのクラスを選択する場合、ソースとスイッチ間に折衝が行われる必要はない。提案されたトラヒックがデフォルトUPCパラメータに合致できない場合、このトラヒックは、ユーザインタフェースにおいて自動的に成形せられ、よって合致を確保にさせる。非適合セルは、ATMヘッダに、CLPビットを利用してタグ付けられる。スイッチは、このクラスにおいて、提案されたトラヒックを監視し、かつ新規接続が受入れられるか、あるいは拒否されるかを決定することができる。統計的利得が低減する場合、スイッチは、使用可能であれば、このクラスにより多くの帯域幅を割当てることができる。待ち行列オーバーフローが発生する場合、タグの付いたセルは、最初にドロップして輻輳を救済する。さらに、バックプレッシャメカニズム

(8)

特開平7-170274

13

を利用して、クラス3トラヒックをリンクバイリンクベースで、すぐ上流のノードから遅れさせる。同時に、ソースは、ATMヘッダのFECNビットによって、あるいは後方輻射通知セル(BECN)によって、その速度を低減するように知らされる。バックプレッシャ制御は、その効果をソースへ戻る途中ずっと伝播しようとするのではなくて、FECNあるいはBECN信号が有効になるまで、局所的に輻輳を対処しようとするだけである。

【0038】4. クラス4トラヒック：低待ち時間-低損失トラヒック

このクラスは、低待ち時間、低セル損失および適度から高い処理能力のQOS要件を持っている。そのようなトラヒックストリームはまた、バースト状ではあるが、適度なピーク/リンク速度比を持っている。分散計算およびシミュレーションのようなアプリケーションは、このトラヒッククラスに入ると考えられている。このトラヒッククラスのトラヒック特徴およびQOS要件のために、良好な統計的利得を達成し、同時に低損失を保証することが困難になっている。この問題を避けるために、低セル損失を保証するような、低損失を持つ統計的多重化が利用される。これによってリンクの低利用率(すなわち、低統計的利得)へと至るので、クラス4のVCがアイドルである場合、資源は減割当てされる。アイドルVCが活性化すると、高速資源予約プロトコルを利用して、資源を復旧する。これによって、セル損失および待ち時間を低に保持しながら、リンク利用率が高であることを保証する。

【0039】新規クラス4VCが発生する場合、VCは、そのUPCパラメータを宣言する。スイッチは、必要であればUPCパラメータを修正して、呼を受け取る。セッションの途中で、VCが時間T₀の間、アイドルになると、資源は減割当てされる。次いで、この減割当てされた資源は、他のVCに割当てることができる。VCが活性化すると、すなわち、それが伝送する新規バーストを持つ場合、それは、以前に折衝した古いUPCパラメータを利用してバーストを伝送する。スイッチは、新規活動を検出し、そして、新規活性VCが利用している古いUPCパラメータが支持され得るかどうかを判定する。古いUPCパラメータが支持され得ない場合、スイッチは、VCに新規UPCパラメータセットを利用するよう命令する。VCは、この新規UPCパラメータセットを利用することもできるし、あるいはバックオフして、後で試みることもできる。バーストレベル制御は暗黙的であり、そして、制御は、不動作VCからの新規バーストを許可する際の遅延を最小化しようとすることに注目されたい。実際に、バースト許可遅延は、このトラヒッククラスにとって、きわめて重要なQOSパラメータである。さらに、このクラスでの個々のバーストサイズは、大きくなるとは思われないので、新規UPCパラ

14

メータは、現在のバーストに影響を及ぼすことはなく、次のバーストに与えられるのみであろう。このクラスを、動的UPS再折衝性能を持つもの、と見ることができる。高速予約プロトコルのために、このクラスには、低待ち時間、低損失および適度な処理能力が保証されることができる。実際、このクラスのバーストモードの伝送を利用して、動画ビデオフレームを移送することができる。実際、このクラスのバーストモードの伝送を利用して、動画ビデオフレームを移送することができる。これは、即時応答ビデオのようなサービスを提供する際に、特別の関心を払われている。

【0040】このクラスに対して保証されたサービスを提供することに対する必要要件は、このトラヒッククラスの各々に対して、セルレベルでの、ある形式の公平な待ち行列、あるいは帯域幅の非同期時分割(ATS)についての観念である。ATSは、リンク帯域幅を分割してチャンクにすること、および平均して帯域幅要件は各クラスに対して確実に保証されているというサービス規律を含んでいる。例えば、Nセルのフレームを与えられる場合、各トラヒッククラスは、所定フレーム内で少なくともN_iセルまたは(クラスiが所定フレーム内でN_iより少ないセルを含む場合)それ以下の間、ワークコンサービングに(仕事を保存するように)働くことを、サーバは保証する。この場合、N_iの和はNになる。新規クラス4VCが発生する場合、VCは、そのUPCパラメータを宣言する。スイッチは、呼を受け取り、セルレベルでこのタイプに割当てられたATS帯域幅を再計算する。十分な帯域幅がこの特定クラスに割当てられているので、バーストが許可される確率が高いことを保証し、次いで公平待ち行列技術を利用して、このクラスが不動作になる場合、他のクラスに未使用の帯域幅を与えることによって、このクラスに対する遅延が最小化される。

【0041】5. クラス5トラヒック：バルクデータ転送

このクラスは、高処理能力および非常に近いセル損失のQOS要件を持つが、適度から高までの終端間遅延を許容することができる。バーストサイズが、実伝送時間が許可遅延に匹敵し得るか、それより大きいほど、非常に大きい場合、このクラスの移送は特に適切である。ソースが伝達すべき幾つかの大きいバーストを持つ場合、それはその要求をバイブライズ化することができる。このクラスは、以前に提案されたFRPプロトコルを利用するが、それは2つの重要な局面で異なっている。第1に、それはクラス5トラヒックのみに適切である。第2に、本発明は、3つのUPCパラメータを利用している。このトラヒッククラスは、ファイル転送および画像検索のような、多重のデータを伝送する必要があるアプリケーションによって利用されるであろう。そのようなアプリケーションは、低損失を持つ高処理能力を必要と

(9)

特開平7-170274

15

するが、幾らかの遅延を許容することができる。バーストは、非常に大きくなり得るので、かなりの時間期間の間、ネットワークに大きい負荷をかけ、そして、大きいセル損失へと導く。従って、ここでの哲学は、バーストを受入れ、そして、すでに進行中のバーストを危うくするよりは、開始時にバーストをブロックする方が良くだろうということである。このトラヒッククラスは、明示的バーストレベル制御を利用しており、そして、UPCパラメータは、高速予約プロトコルを使って、各新規バーストに対して折衝される。バーストの終了時に、新規バーストを開始する前に、VCは急速にタイムアウトする。VCが別のバーストの伝送を必要とする場合、それは新たに要求しなければならない。新規バーストの伝送は、必要な資源が割当てられてからのみ、開始するのである。バーストサイズが折衝コンプライアントバーストサイズ B_c を超える場合、残りのバーストは、支持速度 λ_p で伝送される。しかし、VCは、残りのバーストをピーク速度 λ_p で伝送することができるように要求できる。このクラスは、各新規バーストに対して、許可遅延をもたらす。しかし、一旦、VCが伝送を開始すると、それは非常に低いセル損失で、高処理能力配信を受信する。

【0042】予測サービス範囲にわたって、特定QOSレベルを維持するよう設計されたトラヒック制御フレームワークを説明してきたが、次に、短期および長期の、ネットワーク過負荷の両期間中、特定QOSレベルが維持されることを保証するトラヒック制御フレームワークについて述べる。

【0043】呼の設定時に、各VCは、そのトラヒック特徴の限られた知識に基づいて、その関連するソースのUPCパラメータを宣言する。ソースは、そのパケットサイズが長さ B_c であると期待するものとする。例えば、多くの移送プロトコルでは、移送パケットデータユニット(PDU)の最大長は固定している。そのような場合、1つの選択は、 B_c を最大PDUサイズに等しく設定することである。なお、次のパケットが送信される前に、送信機は、時間 T_{stop} の間休止すると想定する。ソースにもまた、ピーク伝送速度 λ_p を要求させる。この場合、最低保証レートカウンタが、次のバーストが開始する前にゼロの値を達成するように、最低保証レート λ_s を選択することができる。すなわち、

【0044】

【数5】

$$\frac{B_c}{\lambda_p}(\lambda_p - \lambda_s) = \lambda_s T_{pause}$$

【0045】その結果、

【0046】

【数6】

16

$$\lambda_s = \frac{B_c \lambda_p}{B_c + \lambda_p T_{pause}}$$

【0047】コンプライアントバーストサイズは、 B_c に設定される。休止 T_{stop} が増加するにつれて、必要な最低保証レートは減少することに注目されたい。最低保証レートが少なく選択されすぎると、最低保証レートカウンタは、次のパケットの送信準備が整うまではゼロにカウントダウンしないであろう。その結果、次のパケットのための送信時間が増加してしまう。最低保証レートとして大きい値を選択することによって、ソースの性能に影響を与えないが、統計的多重化利得が低くなり、それは伝送コストの上昇を引き起こすであろう。平均速度が次のように定義されると、

【0048】

【数7】

$$\lambda_A = \frac{B_c}{T_p + T_{pause}}$$

20 【0049】その場合、 $\lambda_A = \lambda_s$ となる。

【0050】QOSレベルを保証するために、ネットワークは、提供されたトラヒックの特徴について、幾らかの知識がなければならない。UPCパラメータは、この特徴をネットワークに提供しようとしている。ソースにおける二重リーキーパケットは、折衝されたUPCパラメータに基づいてソーストラヒックを成形するが、スイッチにおけるポリサー(すなわちスイッチ制御器)は、宣言されたUPCパラメータとの合致をチェックする。この成形プロセスは、ソーストラヒックを一層予測可能にしているが、3つのUPCパラメータは、ソーストラヒックの特徴を完全には捕獲しない。従って、成形器の出力プロセスが完全に決定しているというわけではない。特に、ソースは、ピーク速度 λ_p で B_c セルしか伝送しないであろうということのみは確かである。残りの2状態、すなわち、支持モードで費やされた(従って速度 λ_s で伝送する)時間あるいは休止またはアイドルモードで費やされた(従って伝送していない)時間は、決定されていない。しかし、休止モードにおける時間は、長さ T_{stop} のタイムアウトを利用して、制限することができる。休止期間が時間 T_{stop} を超える場合、対応するVCまたはソースは、アイドルと宣言することができ、資源は、減割当てすることができる。

【0051】バースト性ソースの統計的多重化のために、宣言されたUPCパラメータに基づいたソーストラヒックを特徴づけるモデルが必要である。最も簡単なモデルは、図5にグラフで示された2状態モデルであり、この場合、ソースは、ピーク速度 λ_p で(ピーク速度モード)時間 $T_p = B_c / \lambda_p$ の間伝送し、そして、時間 $T_s = T_{stop} = T_p (\lambda_p - \lambda_s) / \lambda_s$ の間、休止する(その時間中、セルは伝送されない)。従って、朝

50

(10)

特開平7-170274

17

間 $T_r + T_s$ にわたる平均速度 $\lambda_r = \lambda_s$ である。このモデルの制約は、ソースは休止期間中は伝送しない、とモデルは想定するが、実際は、不特定の長さの時間中、最低保証レート λ_r で伝送している、ということである。従って、このモデルに基づいたと呼あるいはバースト許可制御政策も差別的であって、必要な QOS で支持され得る以上の呼あるいはバーストを許可することができる。この制約を克服するために、図6のグラフで示されるような、修正2状態モデルが利用されるが、この場合、ソースは、2モードまたは状態、ピーク速度モードまたは最低保証レートモードのうちの1つにある、と想定される。時間 $T_r = B_r / \lambda_r$ の間、持続するピーク速度モードでは、ソースは、ピーク速度 λ_r で B_r セル（コンプライアントバーストサイズに等しい）を送送する。この後は、中間の長さの最低保証レートモード $T_s = T_{s,r} = T_r (\lambda_r - \lambda_s) / \lambda_s$ に遷移し、この時間中、ソースは $\beta \lambda_s$ ($0 < \beta < 1$) の速度で伝送する。 $\beta = 0$ であれば、結果は、元の2状態モデルであることに注目されたい。修正2状態モデルは、次の理由に対する控え目な呼-バースト許可政策になっている。

【0052】 $\beta = 1$ である場合の考察

1. ピーク速度モードにおいて費やされる最大時間は、 $T_r = B_r / \lambda_r$ である。これは、ピーク速度で伝送され得るセルの数における上限を与える。

2. 速度 λ_r で B_r セルの伝送を完了してから、実際のソースは、3状態のうちの1つにスイッチすることができ、ソースは、

(a) 事例1：未決定の時間期間中、休止またはアイドルモードのままの状態、その時間中、セルを送送しない。

(b) 事例2：未決定の時間期間中、最低保証レート λ_s より少ないか、またはそれと同じ速度で伝送する。

(c) 事例3：モデルによって想定された T_r より大きい、ある時間中、最低保証レート λ_r より少ないか、またはそれと同じ速度で伝送し、次いで、アイドルモードにスイッチする。

【0053】しかし、修正2状態モデルは、ピーク速度モデルからの遷移に続いて、ソースは時間 $T_r = T_r (\lambda_r - \lambda_s) / \lambda_s$ の間、最低保証レート λ_r で伝送する最低保証レートモードにあり、次いでピーク速度モードにスイッチバックするとする。事例1が発生する場合には、時間 T_r の後、ソースはタイムアウトして、資源は減割当てされる。他方、真ソースが、タイムアウト区間 T_r より少ないが、モデルによって想定された支持区間 T_r に費やされた時間より大きい時間 $T_{s,r}$ の間、休止する。またはアイドルである場合、呼許可政策におけるモデルの衝撃は、僅かに控え目になるであろう。すなわち、ピーク速度モード間に、ソースがアイドルモードに実際にスイッチしたことが分かっていたとすれば、より多くの呼が許可されたであろう。休止あるいは

18

はアイドル期間 $T_{s,r}$ が T_r より短い場合、次のパケットのためのコンプライアントバーストサイズは低減する。すなわち、より少ないセルがピーク速度 λ_r で伝送することができる。モデルは、コンプライアントバーストサイズは B_r であると想定するので、ここでも、呼許可政策へのモデルの衝撃は控え目である。

【0054】事例2または事例3が発生する場合、時間 $T_r + T_s$ には、モデルが想定するものより少ないセルが、ソースによって実際に伝送されるので、より控え目な呼許可政策となっている。控え目な呼許可政策は、所望のQOSが妥協されていないことを保証しているが、同様に、リンク帯域幅の利用率が減少する結果となる。

【0055】このように、UPCパラメータは、ソースの動作を正確に特徴づけることはできないが、トラヒックプロファイルを、(差別的であるより) 控え目になりそうな呼許可政策になるが、QOSが妥協されることはないことを保証するものと定義することができる。この呼許可政策は、 β の値を減少し、所定QOSで支持できる以上の呼を許可するという危険を冒して、より差別的にすることができる。

【0056】ATMネットワークの各スイッチは、Lバッファとリンク帯域幅Cを有する単一段マルチプレクサとしてモデル化されている。許可された呼の各々 i は、UPCパラメータ $\lambda_i, \lambda_s, B_i$ を持つ。セル損失 $P_{s,i}$ の結果の確率が所定値 ϵ を超えない場合にのみ、新規呼は許可される。バッファの数 L は、十分小さいので、有意な待ち行列遅延をもたらすことはないものと想定される。

【0057】呼-バースト許可制御政策は、呼レベルならびにバーストレベルで、それぞれ実現される。各ソース i がUPCパラメータ $\lambda_i, \lambda_s, B_i$ を持つ最大 J ソースがあると想定する。呼許可政策は、修正2状態モデルに基づいている。各ソースあるいはVCは、2状態の1つにあると考えられ、ACTIVE状態か、あるいはIDLE状態にあることができる。アクティブ状態にある間、VCは、ピーク速度モードあるいは最低保証レートモードのいずれかにある。ピーク速度モードでは、VCは、その宣言されたコンプライアントバーストサイズに等しい B_i セルを、ピーク速度 λ_i で送信し、それは時間 T_i の間、続く。最低保証レートモードでは、VCは、速度 $\beta \lambda_s$ ($0 < \beta \leq 1$) で送信すると考えられる。最低保証レートモードは、時間 $T_i = T_i (\lambda_i - \lambda_s) / \lambda_s$ の間、続く。VCが、 T_i より大きい時間の間、休止する（すなわち、VCがセルを送信しない）場合、ソースあるいはVCは、IDLEであると宣言される。すべての許可された呼は、セル損失 $P_{s,i}$ が ϵ より少ないことを要求する。 j の呼が進行中であると想定する。新規呼、あるいは新規バースト（タイムアウトしたVCからの）を許可する要求にこの要求を到着させる。新規呼あるいはバースト、ならびにすでに進行

(11)

特開平7-170274

19

中のこれらの呼の宣言されたUPCパラメータに基づいて、結果のセル損失率 P_{loss} が、ある所望値 ε より少ない(大きい)場合に、呼ーバースト許可制御は、新規呼あるいはバーストを許可する(拒否する)。一旦、呼が許可されると、その呼に関連するソースあるいはVCが、 T_i より大きい時間の間、アイドルあるいは不動作である場合、VCはタイムアウトし(そしてIDLEを宣言し)、そして資源は譲渡当てされる。タイムアウトした、あるいはIDLEのVCに、送信すべき新規パケットがある場合、それはバースト許可制御(BAC)に委ねられる。バースト許可制御政策は、現在アクティブなVCの数およびそれら各自のUPCパラメータに基づいて、資源を回復させて、バーストを許可するか、あるいはバーストをブロックする。タイムアウトしたVCからの新規バーストは、保証されたセル損失速度 $P_{loss} \leq \varepsilon$ が維持され得る場合のみ、受入れられる。一旦、バースト許可制御が、IDLEと宣言されたVCからのパ

$$T_P^i = \frac{B_C^i}{\lambda_P^i}$$

【0061】最低保証レートで費やされる時間は、下記で与えられる。

$$T_S^i = \frac{T_P^i(\lambda_P^i - \lambda_S^i)}{\lambda_S^i}$$

【0063】従って、ソース i がピーク速度モードにある確率 P^i は、

$$P^i = \frac{T_P^i}{T_P^i + T_S^i}$$

【0065】ソース i が最低保証レートモードにある確率は、

$$P^{-i} = 1 - P^i = \frac{T_S^i}{T_P^i + T_S^i}$$

【0067】ソース i の中間伝送速度 R^i は、
【0068】

$$R^i = P^i \lambda_P^i + P^{-i} \lambda_S^i$$

【0069】UPCパラメータを利用する呼ーバースト許可制御政策は実現しやすく、異種ソースを取扱うことができて、推定セル損失率は観察セル損失率に近い。呼ーバースト許可政策は、妥当な精度でセル損失率を推定する発見的方法に基づいている。

【0070】バッファの数として、リンク容量が C であるとすれば、 L バッファを空にする時間は、 $T_e = L/C$ である。時間がスロットされ、そして各タイムスロットは、 T_e の長さであるとする。ピーク速度モードにある

20

*ケットを受入れると、同じVCからの次のパケットは、バーストレベル制御に委ねられることなく許可され、そうでなければ、VCは再びタイムアウトする。ブロックされたVCは、指数バックオフの長さ T_{exp} の後、再度、試される。

【0058】ソース i ($i=1, 2, \dots, J$)は、UPCパラメータ $\lambda_P^i, \lambda_S^i, B_C^i$ を持つものとする。このソースは、2進ソースとして形成されている。ソースが λ_P^i のピーク速度で、 B_C^i セルを送信する場合、それはピーク速度モードで、時間 T_P^i を費やす。各ピーク速度モードの次に最低保証レートモードが従い、それが達成モード $\beta \lambda_S^i$ で送信すると想定される場合、このモードは、時間 T_S^i の間、持続する。
【0059】従って、ピーク速度モードで費やされる時間は下記モードで与えられる。

【0060】

【数8】

(1)

※【0062】

【数9】

(2)

★【0064】

★【数10】

(3)

☆【0066】

☆【数11】

(4)

◆【数12】

(5)

間のタイムスロット中にVC i ($i=1, 2, \dots, j$)が発生するであろうセルの数 n_P^i は、 T_P^i, λ_P^i である。最低保証レートモードにある間のタイムスロット中、VC i が発生するであろうセルの数 n_S^i は、 T_S^i, λ_S^i である。 n_P^i を、VC i が長さ T_e のタイムスロット中に発生するであろうセルの数を表す確率変数とする。さらに

【0071】

【数13】

(12)

特開平7-170274

21

22

$$N_T(j) = \sum_{i=1}^{i=j} n_T^i$$

(6)

【0072】とする。ただし、 $N_T(j)$ は、 j の VC が許可される場合、長さ T_i のタイムスロット中に到着するセルの総数を表す。 n_T^i は確率変数であることに注目されたい。これらの $N_T(j)$ セルは、各タイムスロットの開始時に、バッチとして到着するものと想定する。長さ T_i のどのタイムスロットにおいても、マルチプレクサは、 L セルに作用することができるので、タイムスロット中に到着するセルの数 $N_T(j)$ が $\leq L$ であれば、セルは損失することなく、そして各スロットの開始時には、待ち行列は空であろう。 $N_T(j) > L$ であれば、 $N_T(j) - L$ が到着時に損失するであろう。と*

※ここで、 $N_T(j)$ は j 確率変数の和である。すなわち、 $j (j=1, 2, \dots, J)$ の呼が進行中である場合、

【0073】

【数14】

$$N_T(j) = n_T^1 + n_T^2 + \dots + n_T^j$$

【0074】ただし、

【0075】

【数15】

$$n_P^i = T_E \lambda_P^i \quad \text{確率 } P_i \text{ で} \quad (7)$$

$$n_S^i = T_E \lambda_S^i \quad \text{確率 } P_i \text{ で} \quad (8)$$

【0076】そして、

【0077】

【数16】

$$n_T^i = n_P^i + n_S^i$$

【0078】式(7)と式(8)から、次の確率分布関数を決定することができる。

【0079】

【数17】

$$P[N_T(j) = m] = P(m|j)$$

【0080】ただし、 $P(m|j)$ は、 j の呼が許可される場合、タイムスロットの開始時に m セルが到着する※

$$P_{cell} = \frac{\sum_{k=0}^{k=\infty} (k-L)^+ P(k|j)}{\sum_{k=0}^{k=\infty} k P(k|j)} \quad (9)$$

【0084】ただし、 $P(k|j) = C_j$ である。分子は、タイムスロットにおいて損失したセルの平均数を示す。分母は、タイムスロット中に到着するセルの平均数を示す。新規呼あるいはバーストが到着する場合、呼許可政策は、この新規呼を許可する結果として、 P_{cell} の値を(式9)によって与えられる)計算する。このように計算された P_{cell} が、目標値 ϵ より小さい場合、呼あるいはバーストは許可される。そうでなければ、呼あるいはバーストは拒否される。

【0085】式(9)に基づいた許可政策は、バッチプロセスに従ってセルが到着すると想定するので、非常に

※確率である。生成関数アプローチを利用して

【0081】

【数18】

$$\begin{aligned} f_{N_T}(z) &= \prod_{i=1}^{i=j} (P^i z^{n_P^i} + P^{-i} z^{n_S^i}) \\ &= C_0 + C_1 z + C_2 z^2 + \dots \end{aligned}$$

【0082】ただし、 $P(N_T(j) = m) = C_m \cdot j$ の呼が進行中である場合、係数が評価される。 j の呼が許可される場合のセル損失率を下記で定義する。

【0083】

【数19】

控え目である。実際には、到着は、タイムスロットにわたって拡散している。その結果、式(9)によって推定されたセル損失率 P_{cell} は、実際のセル損失率よりずっと高くなるであろう。この結果、少ない目の呼あるいはバーストが許可されて、利用率は低減し、許可遅延は大きくなる。しかし、式(9)を、呼を受付けるための低限として利用することができる。

【0086】呼許可政策は、下記のように改善されるであろう。どのタイムスロットでも長さ全体にわたって、セルが(各タイムスロットの開始時にバッチとしてではなく)流体のように到着するような流体モデルを想定す

(13)

特開平7-170274

23

24

る。この場合、長さ T_i のタイムスロットにわたって到着するセルの数 $N_i(j)$ が L より小さい場合、セル損失が無いだけでなく、待ち行列も生じない。一方、タイムスロットの間、 $2L$ より多いセルが到着する場合には、 L セルはサブされ、 L セルは待ち行列に入り、そして残りの $N_i(j) - 2L$ セルは損失する。しかし、このモデルは、セル損失率を決めるために、待ち行列の展開をトラッキングする必要がある。セル損失がリアルタイムで計算できるように、 P_{cell} の計算は簡単であるべきなので、次の発見的方法が利用される。マルチプレクサ待ち行列は、2状態のうちの1つにあるものとする。待ち行列は、アンダーロードの状態（その時間中、待ち行列は、その大部分の間、空である）にあるか、またはオーバーロードの状態（その時間中、待ち行列は、いっぱいであり、セルは損失されている）にある。セル到着プロセスが流体モデルであるとすれば、瞬間到着率が、リンク容量 C より小さい間は、待ち行列は空であろう。また、アンダーロード状態からオーバーロード状態へ、およびその逆の遷移は、非常に短時間内に発生するものとする。リンク速度が高く、そしてソースは、高 λ * 20

* クセスまたはピーク速度で、バースト性であれば、これは真であろう。組合せ瞬間到着率が、リンク容量の2倍より大きい場合にのみ、空の待ち行列から完全待ち行列への遷移が発生することができる（損失へ導く）。すなわち、セル損失は、 $2L$ より多いセルがタイムスロット中に到着する場合にのみ発生する。そのようなシステム（リンク容量 C および L バッファの）の性能は、リンク容量 $2C$ および $2L$ バッファの同等なスロットのあるシステムで近似することができると思定する。ただし、各タイムスロット $T_i = 2L/2C = L/C$ 、そして各タイムスロットの開始時に、セルはバッチとして到着する。そのようなシステムにおいて、待ち行列は、各タイムスロットの開始時には、常に空である。タイムスロットの開始時に到着するセルの数 $N_i(j)$ が $2L$ より大きい場合には、 $N_i(j) - 2L$ セルが損失する。そのようなシステムにおけるセル損失を、下記のように近似する。

【0087】

【数20】

$$P_{cell} = \frac{\sum_{k=0}^{k=\infty} (k - 2L)^+ P(k|j)}{\sum_{k=0}^{k=\infty} k P(k|j)} \quad (10)$$

【0088】式(10)で予測したセル損失は、楽観的であり、セル許可政策は、必要QOSまたはセル損失で支持され得るより多くのセルを許可することができる。この事実を修正するために、第2の制約が導かれる。式 30 (5) から、ソース i の平均伝送速度は、

【0089】

【数21】

$$R^i = P^i \lambda_p^i + P^{-i} \lambda_s$$

【0090】第2制約は、新規呼またはバーストを許可した後、組合せ平均到着率はリンク容量より小さくしなければならないことを要求する。すなわち、

【0091】

【数22】

$$R = \sum_{i=1}^{i=j} R^i < \alpha C \quad (0 < \alpha \leq 1) \quad (11)$$

【0092】従って、 j の呼が許可されると、 $(j+1)$ 番目の呼が到着する場合（または $(j+1)$ 番目のVCがアイドルから活性状態に移る場合）、式(10)で与えられたセル損失率 P_{cell} 、および式(11)から与えられた組合せ平均到着率 R が計算される。呼またはバーストは、下記の場合にのみ許可される。

【0093】 $P_{cell} < \epsilon$ および $R < \alpha C$ 。

この呼許可政策の利点は、簡単に、かつ異種のトラヒックソースにも応用され得ることである。係数 $C_m = P(m/j)$ は、新規呼（またはバースト）が許可される、または解放される（またはタイムアウトの）度ごとに、増分的に得ることができる。 j の呼が進行中で、係数 C_m ($m = 0, 1, 2, \dots$) は、既知であるとす 50

る。モデルパラメータ $n_i^{(j+1)}$ 、 $n_s^{(j+1)}$ 、 $P^{(j+1)}$ を有する。 $(j+1)$ 番目の呼またはバーストが許可される場合、新規係数は下記で示される。

【0094】

【数23】

$$C_m^{new} = C_{m-n_p^{j+1}}^{old} P^{j+1} + C_{m-n_s^{j+1}}^{old} P^{j+1}$$

【0095】式(10)を見直すことによって、 C_m から C_{n_p} までの係数のみを決める必要がある。

【0096】UPCベースの呼受け付け政策の性能が、2つの異なるソースの作業負荷の下でピーク速度割当てのみを利用する政策と比較された。第1の作業負荷は、代表的な分散計算アプリケーションを表し、一方、第2の

(14)

特開平7-170274

25

26

作業負荷は、画像検索アプリケーションを表す。この性 *ソース作業負荷特性を表している。
 能は、 $C=150$ Mビット/秒で運転し、 $L=500$ バ 【0097】
 ッファを有するマルチプレクサで測定された。表2は、* 【表2】

パラメータ	作業負荷1	作業負荷2
ソースの数	50	30
ピーク速度	10, 25, 45 Mbit/sec	10, 25, 45 Mbit/sec
最低保証レート	7.5, 10, 15 Mbit/sec	7.5, 15, 25 Mbit/sec
平均パケットサイズ B_c	10 Kbytes	64 Kbytes
バーストあたり 平均パケット数	8	16
平均パケット間ギャップ指数	3 msec.	3 msec.
平均バースト間ギャップ指数	30 msec.	3 sec.
タイムアウト間隔	10 msec.	10 msec.
所要セル損失率 P_{cell}	$<1E-6$	$<1E-6$

【0098】ネットワークは、150 Mビット/秒のリ
 ンク容量、および500セルバッファを有するマルチ
 プレクサとして形成されている。なお、式(10)、(1
 1)に基づく呼許可政策は、セル損失率が 1.0×10^{-6}
 より少なくなることを保証できる場合にのみ、タイム
 アウト後、最初のパケットを許可する。図示された実施
 例は、 $\beta=0.5$ および $\alpha=0.9$ である。ピーク速度
 割当て計画に対しては、新規パケット(タイムアウト後
 の)は、すべての許可ソースのピーク速度の和が150
 Mビット/秒より小さい場合にのみ許可される。ピーク
 速度割当て計画において、最低保証レートは、ピーク速※

※度に等しいことに注目されたい。パケットサイズが10
 Kバイトに固定している場合、第1の作業負荷の結果
 は、表3で示される。固定パケットサイズが64 Kバ
 イトの第2の作業負荷の結果は、表4で示される。それ
 ぞれの事例で、1行目は、UPC制御計画を表し、そして
 2行目は、ピーク速度割当て計画を表す。図示されるよ
 うに、UPCベース計画の方が、ピーク速度制御より高
 いリンク利用率になっている。

【0099】

【表3】

ピーク 速度 Mbs	最低保証 レート Mbs	セル損失	リンク 利用率	平均伝送 時間 (msec)	平均許可 遅延 (msec)	許可ソース数
10	7.5	$<1E-6$	89%	8.8	86	21
10	10	0	63%	8.0	112	14
25	10	$<1E-6$	81%	6.4	136	13
25	25	0	38%	3.2	147	5
45	15	$<1E-6$	53%	3.9	270	6
45	45	0	28%	1.8	102	3

【0100】

★ ★【表4】

ピーク 速度 Mbs	最低保証 レート Mbs	セル損失	リンク 利用率	平均伝送 時間 (msec)	平均許可 遅延 (msec)	許可ソース数
10	7.5	$<1E-6$	68%	66.1	27	18
10	10	0	41%	51.2	28	14
25	10	$<1E-6$	76%	32.1	152	8
25	25	0	46%	20.5	52	5
45	15	$<1E-6$	64%	18.7	252	4
45	45	0	52%	11.0	92	3

【0101】UPCベース制御によってかなりの統計的
 利得を達成することができて、その上、約束通りのQO
 Sを保証することが分かった。UPCベース制御によ
 ってすべての場合に高いリンク利用率をもたらす一方、ま

た、パケットサイズとピーク速度の両者が大きい場合
 には、待ち時間も長くなる。従って、パケットサイズが大
 きく、そして必要ピーク速度あるいは処理能力が高い場
 合には、バーストごとベースによるピーク速度割当て計

(15)

特開平7-170274

27

画の方が、より適切であり得る。上述のトラヒック制御フレームワークでは、画像伝送のようなアプリケーション（大きいバーストがあり、高処理能力を必要とする）では、バーストごととベースで制御を行うクラス5のサービスを利用することになる。その他のあらゆる場合に、UPCベース制御は、高いリンク利用率で、約束通りのQOSを与えるであろう。

【0102】なお、本実施例は、当業者には明かなように、特許請求の範囲によってのみ限定されるべき発明の広い原理および精神から逸脱することなく、変更、修正等が可能である。

【0103】

【発明の効果】以上、例示し、説明してきたように、ATMネットワークのための新規UPCベーストラヒック制御フレームワークにおいて、制御フレームワークは、広範囲の新規アプリケーションを統合的方法でアドレスするために、単一UPCメカニズムを利用する二重リーキーバケットを利用して、呼／バースト許可制御およびソースストリームのトラヒックシェイピングによって、5つの統合されたトラヒッククラスの各々に対して提案されたQOSを保証するというに基づいており、そ*

28

*として、新規UPCベースの呼およびバースト許可制御は、二重リーキーバケットを利用する呼／バースト許可制御およびソースストリームのトラヒックシェイピングによって、所望のQOSを与えている。

【図面の簡単な説明】

【図1】FDDI入力に対するセルとフレームの損失率の上限を表す図である。

【図2】二重リーキーバケット成形装置の入力信号と出力信号を示す図である。

【図3】ATMネットワークにおけるUPCベースバーストレベル制御の略図である。

【図4】二重リーキーバケットの出力プロファイルを示す図である。

【図5】二重リーキーバケットの2状態モデルの出力プロファイルを示す図である。

【図6】本発明に従って二重リーキーバケットの修正2状態モデルの出力プロファイルを示す図である。

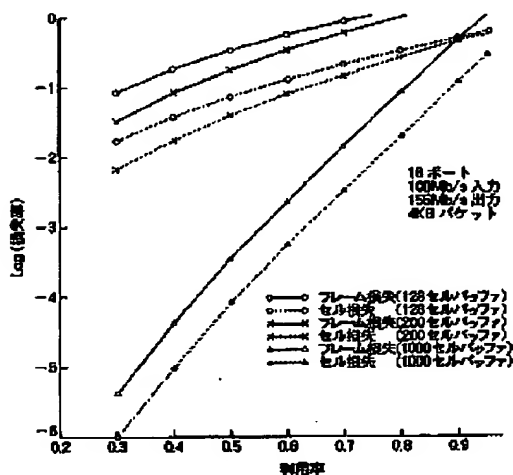
【符号の説明】

10 バーストモード端子

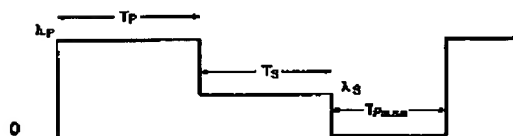
12 スイッチ制御器

14 ATMスイッチ

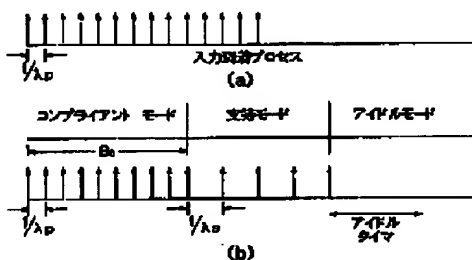
【図1】



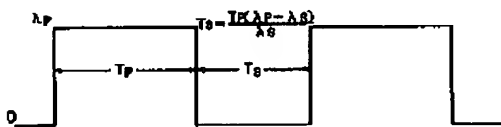
【図4】



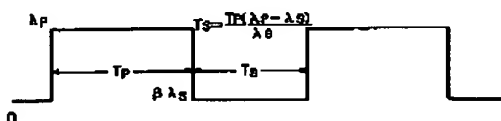
【図2】



【図5】



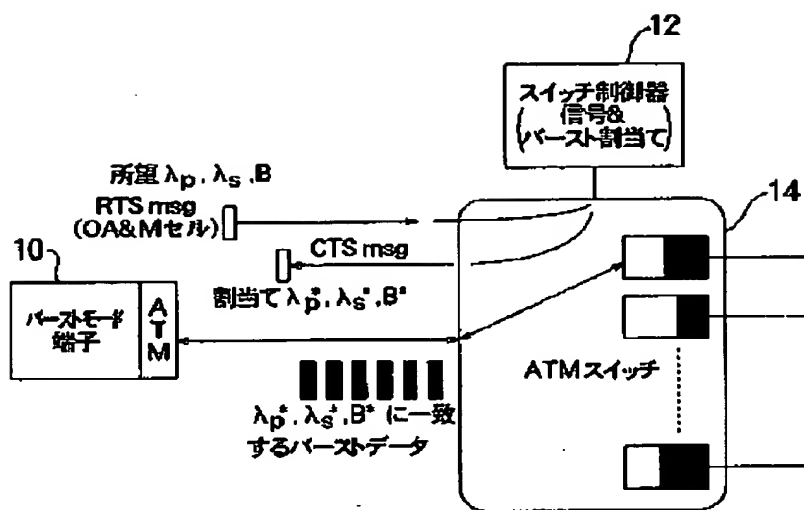
【図6】



(16)

特開平7-170274

【図3】



フロントページの続き

(72)発明者 ディバンカー ライチャウジュリー
 アメリカ合衆国 08550 ニュージャージー
 ー州 プリンストン ジャンクシオン ア
 ーノルド ドライブ 41